

METHOD AND DEVICE FOR FINALIZING OPTICAL DISK

Publication number: JP10112166 (A)

Publication date: 1998-04-28

Inventor(s): MITSUNE NORICHIKA; TAKEDA RITSU; KOBAYASHI SHOEI;
KIMURA SATORU

Applicant(s): SONY CORP

Classification:

- international: G11B7/00; G11B7/0037; G11B7/004; G11B7/007; G11B20/12;
G11B27/00; G11B27/034; G11B27/32; G11B20/18; G11B7/00;
G11B7/007; G11B20/12; G11B27/00; G11B27/031; G11B27/32;
G11B20/18; IPC-17: G11B27/00; G11B7/00; G11B7/007;
G11B19/247

- European: G11B7/0037; G11B20/12D; G11B27/034; G11B27/32D2

Application number: JP19960264910 19961004

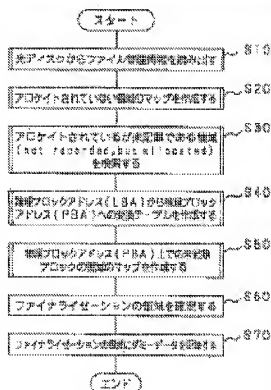
Priority number(s): JP19960264910 19961004

Also published as:

US5978336 (A)

Abstract of JP 10112166 (A)

PROBLEM TO BE SOLVED: To provide a finalization method capable of reproducing an optical disk such as a DVD(digital video disk)-RAM, etc., by a reproducing device performing CLV (constant linear velocity) reproduction. **SOLUTION:** This finalization method is realized by processes from a step S10 to the step S70. That is, the unrecorded area map of the optical disk is formed on an LBA(logic block address) (S10-S30). For performing conversion from the LBA to a PBA (physical block address) normally performed in an optical disk drive by application of a host side, a conversion table from the LBA to the PBA is formed (S40). Based on this conversion table, the unrecorded area map is converted from the LBA to the PBA (S50), and the area to be finalized is decided (S60). The dummy data are recorded on the decided area on the optical disk (S70).



特開平10-112166

(43) 公開日 平成10年(1998) 4月28日

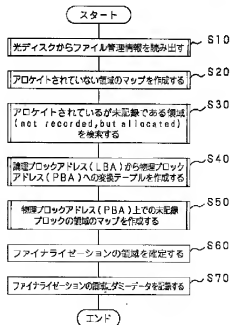
(51) Int.Cl. ⁴ G 1 1 B 27/00 7/00 7/007 19/247	識別記号	F I G 1 1 B 27/00 7/00 7/007 19/247	D Q R
審査請求 未請求 請求項の数 8 O L (全 9 頁)			
(21) 出願番号	特願平8-264910	(71) 出願人	000002185 ソニー株式会社 東京都品川区北品川 6 丁目 7 番 35 号
(22) 出願日	平成 8 年(1996)10月 4 日	(72) 発明者	三根 範親 東京都品川区北品川 6 丁目 7 番 35 号 ソニ ー株式会社内
		(72) 発明者	武田 立 東京都品川区北品川 6 丁目 7 番 35 号 ソニ ー株式会社内
		(72) 発明者	小林 昭榮 東京都品川区北品川 6 丁目 7 番 35 号 ソニ ー株式会社内
		(74) 代理人	弁理士 小池 晃 (外 2 名)
最終頁に続く			

(54) 【発明の名称】 光ディスクのファイナライゼーション方法および光ディスクのファイナライゼーション装置

(57) 【要約】

【課題】 DVD-RAM等の光ディスクをCLV再生を行う再生装置により再生をすることができるファイナライゼーション方法を提供する。

【解決手段】 本発明に係るファイナライゼーション方法は、ステップS10からステップS70までの工程により実現される。光ディスクの未記録領域マップをLBA上で作成する(S10～S30)。通常光ディスクドライブ内で行うLBAからPBAの変換をホスト側のアプリケーションで行う。LBAからPBAの変換テーブルを作成する(S40)。この変換テーブルに基づき、未記録領域のマップをLBAからPBAに変換し(S50)、ファイナライゼーションをする領域を確定する(S60)。光ディスクの前記確定した領域にダメージデータを記録する(S70)。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 光ディスクのファイル管理情報に基づいて、論理ブロックアドレス上で前記光ディスクに記録されているデータの記録/未記録のマップを作成し、

前記論理ブロックアドレス上で作成した記録/未記録のマップを、物理ブロックアドレス上の記録/未記録のマップに変換し、

前記物理ブロックアドレス上の記録/未記録のマップに基づいて、光ディスクのデータの未記録領域を確定し、前記確定した未記録領域にダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする光ディスクのファイナライゼーション方法。

【請求項2】 データが記録された領域前後の所定の範囲の未記録領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする請求項1に記載の光ディスクのファイナライゼーション方法。

【請求項3】 光ディスクの全記録領域のうち、データが記録されていないすべての領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする請求項1に記載の光ディスクのファイナライゼーション方法。

【請求項4】 前記光ディスクは、デジタルビデオディスクであることを特徴とする請求項1に記載の光ディスクのファイナライゼーション方法。

【請求項5】 ファイル管理情報が記録された光ディスクにデータの記録再生をする光ディスクドライブと、前記光ディスクドライブから供給される前記光ディスクのファイル管理情報に基づいて、論理ブロックアドレス上で前記光ディスクに記録されているデータの記録/未記録のマップを作成し、前記論理ブロックアドレス上で作成した記録/未記録のマップに変換し、前記物理ブロックアドレス上の記録/未記録のマップに基づいて、光ディスクのデータの未記録領域を確定するホストコンピュータとを備え、

前記光ディスクドライブは、前記ホストコンピュータにより確定された光ディスクの未記録領域にダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする光ディスクのファイナライゼーション装置。

【請求項6】 前記ホストコンピュータが確定する光ディスクのデータの未記録領域は、データが記録された領域前後の所定の範囲の未記録領域であって、前記光ディスクドライブは、前記データが記録された領域前後の所定の範囲の未記録領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする請求項5に記載の光ディスクのファイナライゼーション装置。

【請求項7】 前記ホストコンピュータが確定する光ディスクのデータの未記録領域は、光ディスクの全記録領域のうちデータが記録されていないすべての領域であって、前記光ディスクドライブは、前記光ディスクの全記

録領域のうちデータが記録されていないすべての領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする請求項5に記載の光ディスクのファイナライゼーション装置。

【請求項8】 前記光ディスクは、デジタルビデオディスクであることを特徴とする請求項5に記載の光ディスクのファイナライゼーション装置。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、光ディスクの記録方法に関し、特に光ディスクのファイナライゼーション方法および光ディスクのファイナライゼーション装置に関する。

【0002】

【従来の技術】記録と再生の両方が可能な光ディスクにおいては、データが記録されていない状態であってもトラッキング制御ができるように、ウォーブル(Wobble)されたグループガイドが形成されている。このウォーブルされたグループガイドは、図11に示すように、光ディスク基盤のトラック上に正弦波のパターンを描いている。光ディスクドライブは、このウォーブルされたグループガイドのエッジから、サーボ情報を得て、光ディスクに記録されたデータを再生する。また、上記正弦波のパターンであるウォーブルされたグループガイドは、アドレス情報に対応して周波数変調が施されている。光ディスクドライブは、このウォーブルされたグループガイドに施されたアドレス(ADIP)に基づいて、光ディスクから信号を読み出す。また、信号を書き込むための光ディスク上の位置情報を検知する。

【0003】そのため、上述の記録と再生の両方が可能な光ディスクは、データがシークンシャルに記録されておらず間欠的に記録されている場合であっても、ADIPを読み出す回路(以下、ADIP-Readerという)を備える記録再生装置により、信号の記録及び再生ができる。

【0004】また、シークンシャルなデータが記録された再生専用の光ディスクの再生装置では、上述したADIP-Readerを備えない場合がある。このような再生装置は、トラッキング制御をするために、記録されたデータを再生し、この再生データからクロックを再生するCLV(Constant Line Velocity)再生が行われる。

【0005】従って、このCLV再生を行う再生装置で、上述した記録と再生の両方が可能な光ディスクを再生するためには、この光ディスクのデータのフォーマットが共通しており、また、データがシークンシャルに記録されなければならない。

【0006】

【発明が解決しようとする課題】ところで、CLV再生を行う再生装置で、上述した記録と再生の両方が可能な

光ディスクを再生する場合であっても、データのフォーマットが共通しているがデータがシークンシャルに記録されておらず間欠的に記録されている場合は、この光ディスクの再生をすることができない。これは、CLV再生によりデータを再生しても部分的にしか再生データを得られなく、そのため、クロックを再生することができないことによる。従って、CLV再生を行う再生装置は、光ディスクの回転を制御することができず、最悪の場合は、スピンドルモータが暴走してしまう。

【0007】本発明は、このような実情を鑑みてなされたものであり、記録再生が可能であってデータが間欠的に記録されている光ディスクを、CLV再生を行う再生装置により再生をすることができるようになる光ディスクのファイナライゼーション方法および光ディスクのファイナライゼーション装置を提供することを目的とする。

【0008】

【課題を解決するための手段】上述の課題を解決するために、本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション方法は、光ディスクのファイル管理情報に基づいて、論理ブロックアドレス上で前記光ディスクに記録されているデータの記録／未記録のマップを作成し、前記論理ブロックアドレス上で作成した記録／未記録のマップを、物理ブロックアドレス上の記録／未記録のマップに変換し、前記物理ブロックアドレス上の記録／未記録のマップに基づいて、光ディスクのデータの未記録領域を特定し、前記特定した未記録領域にダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする。

【0009】データが間欠的に記録されている光ディスクのファイル管理情報に基づいて、前記光ディスクに記録された部分のデータの領域と記録されていない部分のデータの領域を、論理ブロックアドレス上で判断する。前記記録されたデータの領域と記録されていないデータの領域がそれぞれ区別できるように、論理ブロック単位でこの記録／未記録のマップを作成する。次に、論理ブロックアドレスから光ディスク上のアドレスである物理ブロックアドレスに変換する変換テーブルを作成する。この変換テーブルを用いて、前記論理ブロック単位の記録／未記録のマップを、物理ブロック単位の記録／未記録のマップを作成する。前記物理ブロック単位の記録／未記録のマップから、光ディスク上のデータの未記録領域を特定する。そして、この未記録領域に正しいフィールドアドレスのついたダミーデータを記録し、記録再生可能な光ディスクをCLV再生による再生装置で再生可能にする。

【0010】また、本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション装置は、ファイル管理情報が記録された光ディスクにデータの記録再生をする光ディスクドライブと、前記光ディスクドライブから供給される前記光ディスクのファイル管理情報に基づいて、論理ブロック

アドレス上で前記光ディスクに記録されているデータの記録／未記録のマップを作成し、前記論理ブロックアドレス上で作成した記録／未記録のマップを、物理ブロックアドレス上の記録／未記録のマップに変換し、前記物理ブロックアドレス上の記録／未記録のマップに基づいて、光ディスクのデータの未記録領域を特定するホストコンピュータとを備え、前記光ディスクドライブは、前記ホストコンピュータにより特定された光ディスクの未記録領域にダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることを特徴とする。

【0011】ホストコンピュータは、光ディスクドライブからデータが間欠的に記録されている光ディスクのファイル管理情報を読みだし、前記光ディスクに記録された部分のデータの領域と記録されていない部分のデータの領域を、論理ブロックアドレス上で判断する。前記ホストコンピュータは、前記記録されたデータの領域と記録されていないデータの領域がそれぞれ区別できるように、論理ブロック単位でこの記録／未記録のマップを作成する。次に、前記ホストコンピュータは、光ディスクドライブから、論理ブロックアドレスから光ディスク上のアドレスである物理ブロックアドレスに変換する変換テーブルを読みだし、この変換テーブルに基づき前記論理ブロック単位の記録／未記録のマップから、物理ブロック単位の記録／未記録のマップを作成する。前記ホストコンピュータは、前記物理ブロック単位の記録／未記録のマップから、光ディスク上のデータの未記録領域を特定する。ドライブ装置は、ホストコンピュータにより特定されたこの未記録領域にダミーデータを記録し、記録再生可能な光ディスクをCLV再生による再生装置で再生可能にする。

【0012】

【発明の実施の形態】以下、本発明の実施の形態について、図面を参照しながら説明する。本発明の実施の形態である光ディスクのファイナライゼーション装置は、記録再生が可能な光ディスク例えばデジタルビデオディスク等にファイナライゼーションを行うものである。

【0013】ここで、まず、ファイナライゼーションについて説明する。一般に安価な再生専用の光ディスクドライブは、CLV再生によりデータの再生を行う。そのため、記録再生が可能な光ディスクのデータを再生専用の光ディスクドライブにより読み出す場合は、データのフォーマットが同一であっても、そのデータがシークンシャルに記録されなければならない。また、すでに間欠的にデータが記録されている場合であれば、その記録されているデータの前後に正しいフィールドアドレスがついたダミーデータを所定領域に記録しなければならない

い。ダミーデータを記録する理由は、ダミーデータのフィールドアドレスを使ってアクセスし、CLV再生ためのサーチ情報を得るための領域とするためである。

【0014】このように、データが断片的に記録されている光ディスクの記録領域の前後の所定範囲に、正しいフィールドアドレスがついたデータを記録し、CLV再生をしてもデータが読み出せるように光ディスクに処理を施すことをファイナライゼーションという。

【0015】本発明に係るファイナライゼーション装置1は、図1に示すように、ホストコンピュータ2と、光ディスクに記録再生を行う光ディスクドライブ3と、入力部4とを備える。ファイナライゼーション装置1は、入力部4に、例えばのユーザーが入力指示を与えることにより、動作が開始される。ホストコンピュータ2は、入力部4からの指示命令に基づきホストコンピュータ2に備えるファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアを起動する。光ディスクドライブ3は、ホストコンピュータ2とSCSI (Small Computer Systems Interface) インタフェースを介し接続され、上述したファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアに基づきホストコンピュータ2が処理を行うデータを、記録媒体である記録再生可能な光ディスクから読み出し、或いは、光ディスクに書き込みを行う。

【0016】次に、上述したホストコンピュータ2に備えるファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムについて説明する。なお、光ディスクのファイルシステムは、UDF (Universal Disk Format: Optical Storage Technology Associationの登録商標) ファイルシステムを使用する。このUDFファイルシステムの仕様は、ISO/IEC 13346の標準規格に基づいたファイルシステムである。また、交差セクタ等の光ディスクの欠陥処理の管理 (Defect Management) は、光ディスクドライブ内で行う。

【0017】図2は、ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムを示すフローチャートである。このアルゴリズムは、ステップS10からステップS70までのそれぞれの工程を経てファイナライゼーションを行う。

【0018】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアが起動されると、ステップS10から処理を開始する。

【0019】ステップS10においては、光ディスクからファイル管理情報を読み出す。一般的なファイルシステムにおいては、ファイル管理情報がディレクトリ及びファイルのツリー構造と、新たに記録可能である記録領域を示すマップとを管理している。本実施の形態で使用するUDFファイルシステムにおいては、各種ディレクトリの中で、ロジカルボリュームディスクリプタ (Logical Volume Descriptor) が最終的なルートディレク

トを検索することができる。また、UDFファイルシステムにおいては、パーティションディスクリプタ (Partition Descriptor) の中に示すパーティションヘッダーディスクリプタ (Partition Header Descriptor) がアンアロケイトスペースビットマップ (Unallocated Space Bit Map) を指しており、これを検索することにより新たに記録可能である記録領域を示すマップがわかる。このアンアロケイトスペースビットマップ (Unallocated Space Bit Map) は、ファイルの全管理領域のアロケイト情報 (allocated/not allocated) を1ビットの管理単位で示しているテーブルである。従って、ステップS10においては、上述したファイル管理情報を読み出す。

【0020】具体的にこのステップS10は、図3に示すようなステップS11からステップS14に示すフローにより実行される。

【0021】ステップS11においては、光ディスクのファイル管理情報のアンカーボリュームディスクリプタ (Anchor Volume Descriptor) を読み出す。続いて、ステップS12において、ロジカルボリュームディスクリプタ (Logical Volume Descriptor) を読みだし、そこから、ルートディレクトリをたどり、ステップS12において、プライマリボリュームディスクリプタ (Primary Volume Descriptor) を読み出す。続いて、ステップS14において、プライマリボリュームディスクリプタ (Primary Volume Descriptor) の中に示すパーティションディスクリプタ (Partition Descriptor) を読み出す。

【0022】ステップS20においては、ステップS10で読み出したファイル管理情報に基づき、論理ブロックアドレス (LBA: Logical Block Address) 上でアロケイトされていない領域のマップを作成する。具体的にこのステップS20は、図4に示すようなステップS21からステップS23に示すフローにより実行される。

【0023】ステップS21において、ステップS14で読み出したパーティションディスクリプタ (Partition Descriptor) をたどり、パーティションヘッダーディスクリプタ (Partition Header Descriptor) を読み出す。続いて、ステップS22において、上述したアンアロケイトスペースビットマップ (Unallocated Space Bit Map) を読み出す。次に、ステップS23において、アンアロケイトスペースビットマップ (Unallocated Space Bit Map) が、ファイルの全管理領域のアロケイト情報 (allocated/not allocated) を1ビットの管理単位で示しているテーブルであることから、これに基づいて、論理ブロックアドレス上でのアロケイトされていない領域のマップを作成する。このマップは、図5に示すように、2キロバイト単位の論理ブロックにより表される。この図5の“X”で示す領域がアロケイトされてい

ない領域である。

【0024】次に、ステップS30においては、ファイル管理情報上ではアロケートされているがデータは記録されていない領域を調べ、このアロケートされているが記録されていない領域(not recorded, but allocated blocks)は、例えば、将来的にデータを記録する予定があるため、ファイル管理上において記録領域を確保しているが、まだ、実際にデータは記録していない領域である。従って、これらの領域を確認しなければ、未記録領域をすべて確認できないためファイナライゼーションをすることができない。具体的にこのステップS30は、図8に示すようなステップS31からステップS33に示すフローにより実行される。

【0025】ステップS31において、全ファイルのファイルエントリ(File Entry)を探索し、アロケーションディスクリプタ(Allocation Descriptors)を読み出す。このファイルエントリ(File Entry)は、ファイルに割り当てられた領域や属性を示しており、各ファイルは、上述した、ロジカルボリュームディスクリプタ(Logical Volume Descriptor)からルートディレクトリをたどることができる。ステップS32において、ファイルエントリ(File Entry)に基づき、アロケートされているが記録されていない領域(not recorded, but allocated blocks)を確認する。

【0026】ステップS33において、未記録の領域のマップを作成する。この未記録の領域のマップは、ステップS32で確認したアロケートされているが記録されていない領域(not recorded, but allocated blocks)と、実際にアロケートされていない領域を合わせて未記録領域としたマップである。このマップは、図7に示すように、エラー訂正の単位(ECCの単位)である32キロバイトの論理ブロックアドレスで作成する。この32キロバイトのECCの単位は、光ディスクへの実際の書き込み単位に対応しており、先に述べた2キロバイト単位の論理ブロックアドレスが16セクタ分が集合した単位である。

【0027】ステップS40においては、論理ブロックアドレスを物理ブロックアドレス(PBA: Physical Block Address)に変換する変換テーブルを作成する。上述したステップS10からステップS30までの処理は、論理ブロックアドレス上の処理であったが、ファイナライゼーションを行う為には物理ブロックアドレスに基づいて記録媒体である光ディスク上の未記録領域を求めなければならない。ただし、通常、論理ブロックアドレスから物理ブロックアドレスへの変換は、ホストコンピュータのアプリケーション内ではなく、光ディスクドライブ内で行われる。そのため、交替セクタ等の光ディスクの欠陥処理の管理(Defect Management)情報を光ディスクドライブからホストコンピュータに問い上げ、アプリケーション上で変換テーブルを作成する必要があ

る。なお、この欠陥処理の管理情報は、通常の読み出しのコマンドでは読み出せない。そのため、例えば、インタフェースがSCSIであれば、欠陥処理の管理情報を読み出す新たなコマンドを定義したり、読み出しコマンドに物理アドレスモードを設けたりする必要がある。具体的にこのステップS40は、図8に示すようなステップS41からステップS43に示すフローにより実行される。

【0028】ステップS41において、プライマリディフェクトリスト(PDL: Primary Defect List)を読み出し、ステップS42において、セカンダリディフェクトリスト(SDL: Secondary Defect List)を読み出す。ステップS43において、このプライマリディフェクトリストとセカンダリディフェクトリストから、論理ブロックアドレスから物理ブロックアドレスへの変換テーブルを作成する。つまり、欠陥セクタに基づいて、物理ブロックアドレス上で連続的に記録可能な符号長に対応させた論理ブロックアドレスを求めるテーブルを作成する。

【0029】ステップS50においては、先に求めた変換テーブルと論理ブロックアドレスのマップから、物理ブロックアドレスにおける未記録ブロックのマップを作成する。具体的にこのステップS50は、図9に示すようなステップS51からステップS52に示すフローにより実行される。

【0030】ステップS51において、物理ブロックアドレスの未記録ブロックのマップを初期化する。このとき、スペアエリアを含むすべてのブロックを初期化し、必要がある。続いて、ステップS52において、先に求めた論理ブロックアドレスから物理ブロックアドレスへの変換テーブルを用いて、論理ブロックの未記録ブロックのマップから物理ブロックの未記録ブロックのマップを作成する。

【0031】ステップS60においては、この物理ブロックの未記録ブロックのマップに基づいて、ファイナライゼーションをするためにダメーデータを記録する領域を確定する。このダメーデータを記録する領域は、図10(a)に示すように、データが記録されている領域の前後の所定数のトラックである。この所定数とは、約3000から3500トラックであり、CLV再生を行った際クロックを再生するのに充分なトラック数であれば良い。なお、データが記録されている領域の前後を記録するのは、例えば、光ディスクを再生する場合、再生装置のヘッドをシーク(Seek)した際にヘッドが落ちるポイントがずれてデータの後ろ側に落ちることがあるためである。

【0032】また、ファイナライゼーションによりダメーデータを記録する領域は、上述した所定のトラック数に限ることはなく、未記録領域すべてを記録してよい。さらに、例えば、RF信号を検出するような、ハー

下的に記録未記録を検出し、この記録未記録の情報が充分な信頼性をもつのであれば、上述したステップS32におけるアロケイトされているが未記録である領域(not recorded, but allocated)を確認することなく、図10(b)に示すように、光ディスク上の記録領域のサイズ"Range X"を求めて、1回のコマンドでファイナライゼーションを行うこともできる。

【0033】ステップS70においては、ステップS60において求めたダミーデータを記録する領域に、実際にダミーデータを記録する。具体的には、ホストコンピュータ2が光ディスクドライブ3に、ファイナライゼーションコマンドと、ダミーデータ記録すべき物理ブロックアドレスと、ダミーデータの符号長とをインタフェースであるSCSIを介して伝える。光ディスクドライブ3は、ホストコンピュータ2から伝達された記録領域に、記録状態をセセンスしながら、正しいフィールドアドレスのついたダミーデータを記録していく。

【0034】光ディスクドライブ3がダミーデータを所定領域にすべて記録すると、ファイナライゼーションが終了する。

【0035】したがって、本発明に係るファイナライゼーション装置1は、記録再生可能な光ディスクにファイナライゼーションによりダミーデータ記録することによって、CLV再生をしてもデータが読み出せるようにすることができる。

【0036】また、ファイナライゼーションとして、光ディスクのデータの記録状態を、RFをセセンスしながら未記録領域を探しダミーデータを記録することも考えられる。ただし、この場合には、RFのセセンスに失敗してデータをオーバーライトすることが考えられ、また、光ディスク全領域にわたりファイナライゼーションを行う必要がある。しかしながら、本発明に係るファイナライゼーション装置1では、領域をオーバーライトすることなく、光ディスク全領域についてファイナライゼーションをする必要もない。

【0037】

【発明の効果】本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション方法では、光ディスクのファイル管理情報に基づいて、論理ブロックアドレス上で前記光ディスクに記録されているデータの記録/未記録のマップを作成し、前記論理ブロックアドレス上で作成した記録/未記録のマップを、物理ブロックアドレス上の記録/未記録のマップに変換し、前記物理ブロックアドレス上の記録/未記録のマップに基づいて、光ディスクのデータの未記録領域を確定し、前記確定した未記録領域にダミーデータを記録しファイナライゼーションをする。このことにより、記録再生が可能であったデータが間欠的に記録されている光ディスクを、CLV再生を行う再生装置により再生をすることができるようにすることができる。

また、ファイナライゼーションをする場合にデータのオ

ーバーライトをなくすことができる。また、本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション方法では、データが記録された領域前後の所定の範囲の未記録領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることにより、効率のよいファイナライゼーションをすることができる。

【0038】また、本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション方法では、光ディスクの全記録領域のうち、データが記録されていないすべての領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションすることにより、ファイナライゼーションした後に新規データを光ディスクに記録した場合、再度ファイナライゼーションをする必要をなくすことができる。

【0039】本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション装置では、ホストコンピュータが未記録領域を確定し、ドライブ装置がホストコンピュータにより確定されたこの未記録領域にダミーデータを記録することにより、記録再生が可能であったデータが間欠的に記録されている光ディスクを、CLV再生を行う再生装置により再生をすることができるようにすることができる。また、ファイナライゼーションをする場合にデータのオーバーライトをなくすことができる。

【0040】また、本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション装置では、データが記録された領域前後の所定の範囲の未記録領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションをすることにより、効率のよいファイナライゼーションをすることができる。

【0041】また、本発明に係る光ディスクのファイナライゼーション装置では、光ディスクの全記録領域のうち、データが記録されていないすべての領域に対して、ダミーデータを記録しファイナライゼーションすることにより、ファイナライゼーションした後に新規データを光ディスクに記録した場合、再度ファイナライゼーションをする必要をなくすことができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明に係るファイナライゼーション装置のブロック構成図である。

【図2】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムを示すフローチャートである。

【図3】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムの光ディスクからファイル管理情報読み出す工程のフローチャートである。

【図4】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムのアロケイトされていない領域のマップを作成する工程のフローチャートである。

【図5】論理ブロックアドレス上でアロケイトされていない領域のマップの説明図である。

【図6】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムのファイル管理情報上ではアロケイトされているがデータは記録されていない領域を調

べる工程のフローチャートである。

【図7】エラー訂正の単位（ECCの単位）である32キロバイトの論理ブロックアドレスでのアロケートされていない領域のマップの説明図である。

【図8】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムの論理ブロックアドレスを物理ブロックアドレスに変換する変換テーブルを作成する工程のフローチャートである。

【図9】ファイナライゼーションアプリケーションソフトウェアのアルゴリズムの物理ブロックアドレスにおける

＊未記録ブロックのマップを作成する工程のフローチャートである。

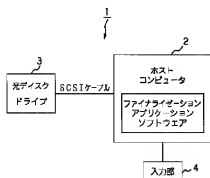
【図10】ダミーデータを記録する領域を示す説明図である。

【図11】光ディスクのウオーブルされたグループガイドの説明図である。

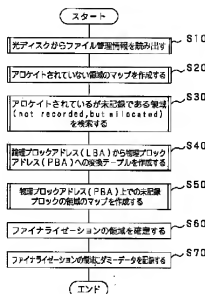
【符号の説明】

2 ホストコンピュータ、3 光ディスクドライブ、4 入力部

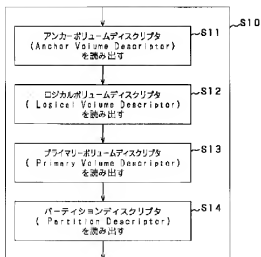
【図1】



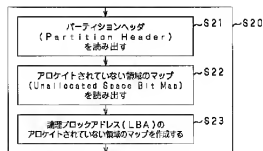
【図2】



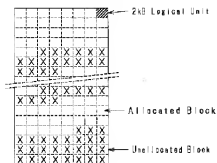
【図3】



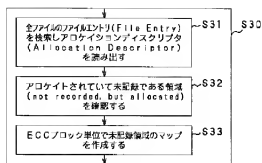
【図4】



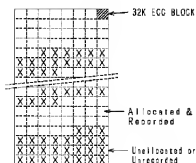
【図5】



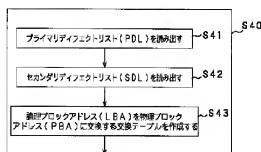
【図6】



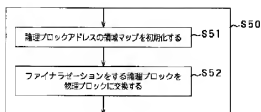
【図7】



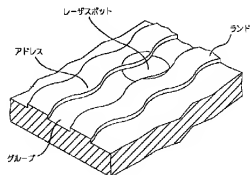
【図8】



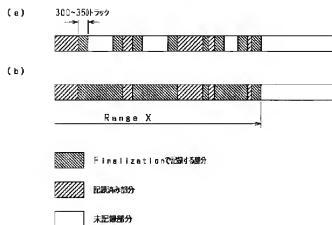
【図9】



【図11】



【図10】



フロントページの続き

(72)発明者 木村 哲
 東京都品川区北品川6丁目7番35号 ソニ
 ー株式会社内